

PCT

WELTORGANISATION FÜR GEISTIGES EIGENTUM
Internationales Büro



INTERNATIONALE ANMELDUNG VERÖFFENTLICHT NACH DEM VERTRAG ÜBER DIE
INTERNATIONALE ZUSAMMENARBEIT AUF DEM GEBIET DES PATENTWESENS (PCT)

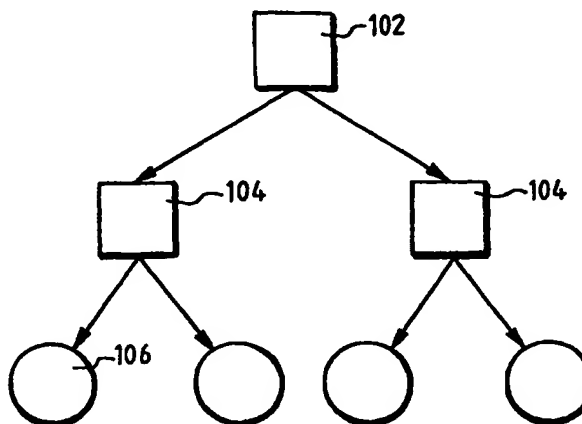
(51) Internationale Patentklassifikation ⁶ : G06F 17/60		A1	(11) Internationale Veröffentlichungsnummer: WO 99/67729
		(43) Internationales Veröffentlichungsdatum:	29. Dezember 1999 (29.12.99)
(21) Internationales Aktenzeichen: PCT/EP99/04229		(81) Bestimmungsstaaten: AE, AL, AM, AT, AU, AZ, BA, BB, BG, BR, BY, CA, CH, CN, CU, CZ, DE, DK, EE, ES, FI, GB, GD, GE, GH, GM, HR, HU, ID, IL, IN, IS, JP, KE, KG, KP, KR, KZ, LC, LK, LR, LS, LT, LU, LV, MD, MG, MK, MN, MW, MX, NO, NZ, PL, PT, RO, RU, SD, SE, SG, SI, SK, SL, TJ, TM, TR, TT, UA, UG, US, UZ, VN, YU, ZA, ZW, ARIPO Patent (GH, GM, KE, LS, MW, SD, SL, SZ, UG, ZW), eurasisches Patent (AM, AZ, BY, KG, KZ, MD, RU, TJ, TM), europäisches Patent (AT, BE, CH, CY, DE, DK, ES, FI, FR, GB, GR, IE, IT, LU, MC, NL, PT, SE), OAPI Patent (BF, BJ, CF, CG, CI, CM, GA, GN, GW, ML, MR, NE, SN, TD, TG).	
(22) Internationales Anmeldedatum: 18. Juni 1999 (18.06.99)			
(30) Prioritätsdaten: 60/089,996 19. Juni 1998 (19.06.98) US 09/204,772 3. Dezember 1998 (03.12.98) US			
(71) Anmelder (für alle Bestimmungsstaaten ausser US): SAP AKTIENGESELLSCHAFT [DE/DE]; Intellectual Property Abteilung, z. H. Herrn Dr. Harald Hagedorn, Postfach 14 61, D-69185 Walldorf (DE).			
(72) Erfinder; und (75) Erfinder/Anmelder (nur für US): BRAUN, Heinrich [DE/DE]; Seewiesenackerweg 35, D-76199 Karlsruhe (DE).		Veröffentlicht Mit internationalem Recherchenbericht. Vor Ablauf der für Änderungen der Ansprüche zugelassenen Frist; Veröffentlichung wird wiederholt falls Änderungen eintreffen.	

(54) Title: METHOD AND SYSTEM FOR MAXIMISING THE RANGE OF STOCK MANAGEMENT REQUIREMENT PROFILES

(54) Bezeichnung: VERFAHREN UND SYSTEM ZUR MAXIMIERUNG DES BEREICHS VON ABDECKUNGSPROFILIEN BEI DER BESTANDSVERWALTUNG

(57) Abstract

The invention relates to a method and system for carrying out stock management in a multilevel distribution chain by applying optimisation algorithms to a range profile built on a distribution network formulation and on different elements which are invoiced in the network. The optimisation problem is defined in a formal way and algorithms for maximising stock autonomy by means of requirement profiles are proposed. Said optimisation process allows transport costs to be reduced to a minimum and bottlenecks to be avoided in stocks. But should bottleneck occur, the system allocates priorities according to need and provides an optimum solution for monotonous product distribution. The inventive method comprises the following steps: initialisation of stock autonomy profile with a starting value; calculation of required entries to satisfy profile restrictions; creation of the most cost-effective flow for said needs by means of a minimal autonomy of the requirement profile until a solution is found.



BEST AVAILABLE COPY

(57) Zusammenfassung

Verfahren und System zum Verwalten von Beständen in einer Mehrfachebenendistributionskette durch Anwenden von Optimierungsalgorithmen auf ein aus einer Formulierung des Distributionsnetzwerks und den in das Netzwerk faktorierten verschiedenen Elementen konstruiertes Bereichsprofil. Eine formale Definition des Optimierungsproblems wird definiert, und Algorithmen für die Maximierung der Lagerreichweite von Abdeckungsprofilen werden vorgeschlagen. Durch den Optimierungsprozeß werden Transportkosten auf ein Minimum reduziert und Bestandsengpässe vermieden. Falls jedoch Engpässe auftreten sollten, versieht das System Bedarfe mit Prioritäten und liefert eine optimale Lösung für eine monotone Verteilung von Produkten. Das Verfahren weist folgende Schritte auf: Initialisieren des Reichweitenprofils des Lagers mit einem Startwert; Berechnen der notwendigen Zuflüsse, die notwendig sind, um die Profilbeschränkungen zu erfüllen; Konstruieren des kostengünstigsten Flusses für diese Bedarfe unter Verwendung eines Minimalkostenalgorithmus; und Verkleinerns oder Vergrößerns der Lagerreichweite der Abdeckungsprofile, bis eine Lösung gefunden ist.

LEDIGLICH ZUR INFORMATION

Codes zur Identifizierung von PCT-Vertragsstaaten auf den Kopfbögen der Schriften, die internationale Anmeldungen gemäss dem PCT veröffentlichen.

AL	Albanien	ES	Spanien	LS	Lesotho	SI	Slowenien
AM	Armenien	FI	Finnland	LT	Litauen	SK	Slowakei
AT	Österreich	FR	Frankreich	LU	Luxemburg	SN	Senegal
AU	Australien	GA	Gabun	LV	Lettland	SZ	Swasiland
AZ	Aserbaidshan	GB	Vereinigtes Königreich	MC	Monaco	TD	Tschad
BA	Bosnien-Herzegowina	GE	Georgien	MD	Republik Moldau	TG	Togo
BB	Barbados	GH	Ghana	MG	Madagaskar	TJ	Tadschikistan
BE	Belgien	GN	Guinea	MK	Die ehemalige jugoslawische Republik Mazedonien	TM	Turkmenistan
BF	Burkina Faso	GR	Griechenland	ML	Mali	TR	Türkei
BG	Bulgarien	HU	Ungarn	MN	Mongolei	TT	Trinidad und Tobago
BJ	Benin	IE	Irland	MR	Mauretanien	UA	Ukraine
BR	Brasilien	IL	Israel	MW	Malawi	UG	Uganda
BY	Belarus	IS	Island	MX	Mexiko	US	Vereinigte Staaten von Amerika
CA	Kanada	IT	Italien	NE	Niger	UZ	Usbekistan
CF	Zentralafrikanische Republik	JP	Japan	NL	Niederlande	VN	Vietnam
CG	Kongo	KE	Kenia	NO	Norwegen	YU	Jugoslawien
CH	Schweiz	KG	Kirgisistan	NZ	Neuseeland	ZW	Zimbabwe
CI	Côte d'Ivoire	KP	Demokratische Volksrepublik Korea	PL	Polen		
CM	Kamerun	KR	Republik Korea	PT	Portugal		
CN	China	KZ	Kasachstan	RO	Rumänien		
CU	Kuba	LC	St. Lucia	RU	Russische Föderation		
CZ	Tschechische Republik	LI	Liechtenstein	SD	Sudan		
DE	Deutschland	LK	Sri Lanka	SE	Schweden		
DK	Dänemark	LR	Liberia	SG	Singapur		
EE	Estland						

Verfahren und System zur Maximierung des Bereichs von Abdeckungsprofilen bei der Bestandsverwaltung

5

Die vorliegende Erfindung betrifft ein Verfahren zur Optimierung der Transportplanung und insbesondere ein Verfahren zur Optimierung der Lagerreichweiten in einem mehrere
10 Verteilebenen aufweisenden Transportnetzwerk durch die Verwendung eines rechnergestützten Optimierungsalgorithmus, insbesondere zur schnellen Bestimmung von Terminplänen für Versand und Produktion.

15 Allgemeiner Stand der Technik:

In vielen Industriebereichen, die die Fertigung und Verteilung von Gütern betreffen, besteht ein Bedarf an der Zuteilung von Bestands- und Transportressourcen. Diese Zuteilungsentscheidungen sind in der Regel Beschränkungen
20 hinsichtlich Ausrüstung, Zeit, Kosten, Lagerkapazität und anderen Parametern unterworfen, die das Ergebnis eines Distributionsprozesses, insbesondere eines Warenverteilungsprozesses, beeinflussen. Als Beispiel, das hier von besonderem Interesse ist, besteht ein Bedarf daran, die Distri-
25 butions- und Bestandsgrößen einer Versorgungskette zu optimieren, in der mehrere Produktionsstätten existieren, wobei mehrere Verteilzentren strategisch in der Nähe von Kunden lokalisiert sind.

30 Entscheidungen über die Zuteilungen von Ressourcen sind in der Regel Beschränkungen unterworfen. Einerseits sind Ressourcen von ihrer Gesamtverfügbarkeit immer begrenzt, und außerdem kann die Nützlichkeit einer bestimmten Ressource in einer bestimmten Anwendung ebenfalls be-
35 grenzt sein. So ist beispielsweise die Verkehrsführungs-

kapazität jeder einzelnen Verbindungsstrecke in einem Telekommunikationssystem begrenzt, während der dem Kommunikationssystem angebotene Gesamtverkehr ebenfalls begrenzt ist. Die einzelne Zuteilung einer Ressource weist eine
5 "Rendite" auf, d.h. die Kosten oder den Gewinn für diese Zuteilung. Das Problem besteht somit darin, die Ressourcen derart zuzuteilen, daß alle Beschränkungen berücksichtigt sind und gleichzeitig die Rendite maximiert wird, d.h. die Nachteile, z. B. Kosten, minimiert bzw. die Vorteile, z.
10 B. Gewinne, maximiert werden.

Ein Verfahren, derartige Zuteilungsentscheidungsprobleme darzustellen, ist als das Lineare Programmiermodell bekannt. Ein derartiges Modell besteht aus einer Reihe von linearen Beziehungen, die in einer Matrixform dargestellt
15 werden und quantitativ die Beziehungen zwischen Zuteilungen, Beschränkungen und den Ergebnissen des Optimierungsprozesses repräsentieren. In den linearen Beziehungen wird die Summe aus konstanten Koeffizienten multipliziert mit unbekannten Zuteilungswerten dargestellt. Eine derartige
20 Modellierung der Linearen Programmierung wird in einem mehrdimensionalen Raum erzielt, wobei mehrdimensionale Vektoren eine mehrdimensionale Figur bzw. ein Polytop liefern, wobei jede Facette auf einer Fläche davon durch Gleichungen begrenzt wird, die Beziehungen zwischen zuge-
25 teilten Ressourcen in dem Prozeß definieren. Ein Lösungsansatz des linearen Programmierproblems stellt beispielsweise der Simplexalgorithmus dar, der 1947 von George Dantzig entwickelt wurde. Eine Lösungsalternative ist der Karmarkar-Algorithmus. Es gibt weitere Optimierungsalgo-
30 rithmen, mit denen Mindestkosten-Flußnetzwerkprobleme gelöst werden können. Netzwerkflußprobleme stellen dabei einen Sonderfall der linearen Programmierung dar.

Netzwerkflußalgorithmen finden bei Planungsproblemen in der Industrie vielseitig Anwendung. Sie können bei-

spielsweise bei Problemstellungen hinsichtlich Zuordnung, Transport, Mindestkostenfluß, kürzestem Weg und größtem Fluß durch ein Netzwerk angewandt werden.

Bei Zuordnungsproblemen gibt es einen zweiseitigen
5 (bipartiten) Graph, der eine Anzahl produktiver Knoten und
verbrauchender Knoten (beispielsweise Arbeitern und Aufga-
ben) umfaßt. Die Bögen zwischen den Arbeitern und den Auf-
gaben werden mit Kosten für die Zuordnung des Arbeiters zu
der Aufgabe gewichtet. Das Optimierungsproblem besteht bei
10 diesem Szenarium in der Zuordnung einer Aufgabe zu jedem
Arbeiter derart, daß die Gesamtkosten auf ein Minimum re-
duziert werden. Bei Transportproblemen gibt es einen zwei-
seitigen Graph, bei dem die produktiven und verbrauchenden
Knoten Fabrikanlagen und Verteilzentren sind. Jede Fabrik-
15 anlage produziert Einheiten, und jedes Distributionszen-
trum hat einen Bedarf an diesen Einheiten. Die Bögen zw-
ischen Fabrikanlagen und den Verteilzentren werden durch
Transportkosten der Einheiten gewichtet. Das Optimierungs-
problem besteht in diesem Fall darin, die Transportkosten
20 auf ein Minimum zu reduzieren, unter der Auflage daß alle
Bedarfe in den Verteilzentren erfüllt werden. Das Mindest-
kostenflußproblem ist lediglich das Transportproblem mit
Zwischenknoten in dem Netzwerk. Außerdem können die Bögen
eine kleinste und größte Kapazität aufweisen.

25 Bei dem Problem des kürzesten Weges liegt ein Graph
mit positiv gewichteten Bögen vor. Das Optimierungsproblem
besteht darin, zwischen zwei gegebenen Knoten in dem
Transportnetzwerk den kürzesten Weg zu finden. Das Problem
des größten Flusses durch ein Netzwerk ist ähnlich dem
30 Transportproblem, mit der Ausnahme, daß die Bögen zwischen
den Knoten begrenzte Transportkapazitäten, aber keine
Transportkosten aufweisen. Das Optimierungsproblem besteht
darin, ohne Verletzung der Transportkapazitäten einen
größten Fluß durch das Netzwerk transportiert zu bekommen.

Jedoch sind im Stand der Technik Netzwerkflußprobleme auf Netzwerke mit Knoten und Bögen dazwischen begrenzt, wobei der Fluß durch Transportkosten zwischen ihnen mit einer linearen Strafe belegt wird. Es besteht ein Bedarf an einer Netzwerkflußlösung, bei der die Minimierung der Transportkosten eine niedrigere Priorität hat und bei der die Maximierung des Bereichs von Abdeckungsprofilen in den Verbrauchsknoten von herausragender Wichtigkeit ist. Dieses Problem kann weder, wie im Stand der Technik, als lineares Optimierungsproblem noch als Netzwerkflußproblem formuliert werden.

Kurze Darstellung der Erfindung:

15

Die Aufgabe der vorliegenden Erfindung besteht in der Schaffung eines neuen Algorithmus für die Maximierung des Bereichs von Abdeckungsprofilen bei dem Verteilungsproblem, das sich bei Planungssystemen in der industriellen Produktion ergibt. Es werden mehrere Algorithmen vorgeschlagen, die auf dieses Problem anwendbar sein sollen. Die Entscheidung hinsichtlich der Frage, welcher Algorithmus für ein gegebenes Verteilungsproblem angemessen ist, hängt von der Größe des Problems und der maximal akzeptablen CPU-Zeit für die Berechnung ab. Die vorliegende Erfindung schlägt eine neue Formulierung des Netzwerkflußproblems vor, die unterschiedliche Transportarten, Zeit- und Terminbeschränkungen, Bedarfsprioritäten und festgelegte Produktionsflüsse berücksichtigt. Die algorithmische Funktion wird dann auf diese Formulierung angewendet.

30

Die Aufgabe des Algorithmus besteht darin, die freien Variablen der Bereichsprofilformulierung derart zu wählen, daß zuerst der Bereich von Abdeckungsprofilen maximiert wird und danach die Transportkosten minimiert werden. Der

vorgeschlagene Algorithmus kann als grundlegenden Baustein jeden beliebigen Mindestkostenflußalgorithmus verwenden.

Ausführliche Beschreibung der Erfindung:

5

Die vorliegende Erfindung betrifft ein Planungssystem zum Optimieren des Flusses von Waren und Gütern in komplizierten Distributionsnetzwerken unter Verwendung eines neuen, effizienten Algorithmus. Zunächst wird die Formulierung des Planungssystems erörtert, danach werden die auf diese Formulierung anzuwendenden neuen Algorithmen eingeführt. Beim Aufbau des Szenariums, in dem der Algorithmus angewendet werden soll, wird von der Annahme ausgegangen, daß das für die betrachtete Zeitperiode zu verteilende Produktionsvolumen bereits festgelegt ist und daß auch Bedarfsdaten bekannt sind. Der hier beschriebene Verteilungsalgorithmus soll hauptsächlich auf Störungen im Produktionsprozeß oder auf kurzfristige Veränderungen im Verteilungsprozeß reagieren. Das System eignet sich gut für Produkte, die in großen Mengen produziert werden und bei denen der Bedarf stark schwankt. Der hier dargelegte Optimierungsprozeß versucht, durch Zukunftsplanung (Push-Distribution) Transportkosten auf ein Minimum zu reduzieren und Engpässe zu vermeiden. Wenn es dennoch zu Engpässen kommt, wird angestrebt, optimal zu reagieren (Fair-Share-Distribution), indem für den Bedarf Prioritäten gesetzt werden.

10
15
20
25

Die grundlegende Struktur eines Systems zum Verteilen von Waren, auf die die vorliegende Erfindung angewendet werden kann, umfaßt aus drei Elemente: die Produktionsanlagen, die zentralen Lagerhäuser und die Verteilzentren.

30

Kurze Beschreibung der Zeichnungen:

Die Erfindung wird nachfolgend anhand in Figuren dargestellter Ausführungsbeispiele näher erläutert. Es zeigen:

5

Figur 1 eine graphische Darstellung eines einfachen Distributionsnetzwerkes.

Figur 2 eine graphische Darstellung eines komplizierten Distributionsnetzwerkes.

10 **Figur 3** eine graphische Darstellung des Zuordnungsproblems in Form eines zweiseitigen Graphen.

Figur 4 eine graphische Darstellung eines Netzwerkes mit ausgeglichener Distribution.

15 **Figur 5** eine graphische Darstellung von Produktions- und Bedarfsknoten mit verschiedenen möglichen Zuordnungen.

Figur 6 eine Produktionsanlage mit Angebot und Bedarf.

Figur 7 eine graphische Darstellung eines Distributionsnetzwerkes mit mehreren Transportarten.

20 **Figur 8** eine graphische Darstellung eines optimierten Distributionsnetzwerkes mit mehreren Transportarten.

Figur 9 ein Flußdiagramm sowohl möglicher als auch optimierter Transportstrecken.

Figur 10 ein weiteres Beispiel möglicher und optimierter Transportstrecken.

25 **Figur 11** den Einfluß unzulässiger Perioden auf die möglichen Transportoptionen in einem Distributionsnetzwerk.

Figur 12 eine graphische Darstellung eines einfachen Distributionsnetzwerkes mit Zeitwerten auf den Bögen.

30 **Figur 13** eine graphische Darstellung der Produktions- und Bedarfsprofile eines Distributionsnetzwerkes.

Figur 14 eine graphische Darstellung eines globalen Bereichsprofils für eine mögliche Zuordnung.

Figur 15 eine graphische Darstellung für ein globales Bereichsprofil für eine weitere mögliche Zuordnung.

Figur 16 ein Beispiel für einen monotonen optimalen Transportplan.

- 5 Figur 17 die Suche nach dem maximalen monotonen Bereichsprofil.

FIG. 1 zeigt den einfachsten Fall eines Distributionsnetzwerkes. In einer Produktionsanlage 102 können unter
10 Einsatz von Produktionseinrichtungen, welche begrenzt verfügbar sind Waren produziert werden. Diese Waren werden anschließend (z. B. in Lagerhäusern) zwischengelagert 104. Um kurze Warentransportstrecken zu Kunden und um eine schnelle und wirtschaftliche Anlieferung zu garantieren,
15 sind Zwischenlagereinrichtungen bzw. Verteilzentren 106 erforderlich. Mit den Zwischenlagereinrichtungen (Zwischenknoten) bzw. den zentralen Lagerhäusern 104 kann ein größeres Transportvolumen erzielt werden. Der Einsatz zentraler Lagerhäuser 104 führt zu längeren Anlieferzeiten,
20 aber auch zu niedrigeren Transportkosten. Ein Verteilzentrum kann, falls erforderlich, auch eine direkte Anlieferung erhalten. Diese besondere Darstellung gibt nur eine schematische Struktur wieder. In der Praxis können Netzwerkstrukturen viel größere Abmessungen mit einer großen
25 Anzahl von Anlagen, Lagerhäusern und Verteilzentren erreichen. Wie in FIG 2 dargestellt, umfassen diese Netzwerkstrukturen mehrere Herstellungsanlagen 202, zentrale Lagerhäuser 204 und Verteilzentren 206.

Die Aufgabe des Verteilungsproblems kann wie folgt
30 zusammengefaßt werden. In der typischen Versorgungskette gibt es Quellen, Senken und ein Transportnetzwerk. Die Quellen sind Anlagen, für die ein geplantes Produktionsprofil vorliegt. Die Senken sind die Verteilzentren, für die ein Bedarfsprofil (Kundenaufträge oder ein prognosti-

zierter Bedarf) vorliegt. Das Transportnetzwerk besteht aus Bögen mit Transportkosten und Zeitwerten zwischen den Zwischenknoten. Die vorliegende Erfindung sucht nach der optimalen Zuordnung der räumlich und zeitlich verteilten Produktion zu dem ebenfalls räumlich und zeitlich verteilten Bedarf, so daß die Lagerreichweite von Abdeckungsprofilen maximiert wird. Wie oben erwähnt, werden zwei Fälle unterschieden. In dem "Push"-Fall übersteigt die Anzahl der zur Verfügung stehenden Produkte den Bedarf, und die Produkte werden derartig verteilt, daß der Bereich der Abdeckung von jedem gleichförmig zunimmt. In dem "Fair Share"-Fall liegt die Anzahl der zur Verfügung stehenden Produkte unter dem Bedarf, und die Produkte werden derartig verteilt, daß wichtigere Kunden bevorzugt beliefert werden und Kunden mit gleicher Priorität ähnlich behandelt werden. Die Erfindung verhindert, einen Kundenbedarf mit niedrigerer Priorität zu bedienen, bevor ein Kundenbedarf mit höherer Priorität bedient wird. In dem "Push"-Fall wird das Minimum des Bereichs von Abdeckungsprofilen auf alle Verteilzentren angewendet. Für den "Fair Share"-Fall wird jede Prioritätsklasse sequentiell behandelt, und die Abdeckung wird maximiert, um diese Bedarfe mit hoher Priorität zu bedienen. Wenn darüber hinaus verschiedene Transportarten, Transportwege und Angebotsquellen zur Verfügung stehen, sollte weiterhin der gesamte Verteilplan so optimiert werden, daß die Gesamtkosten so niedrig wie möglich sind.

Bei dem Ansatz zur Lösung des oben beschriebenen Verteilungsproblems spielt das Transportproblem bzw. das Zuordnungsproblem eine zentrale Rolle. Das zugrunde liegende Zuordnungsproblem ist wie folgt definiert: in einer zweiseitigen graphischen Darstellung mit einer gleich großen Anzahl linker und rechter Knoten sollte jeder Knoten auf der linken Seite einem Knoten auf der rechten Seite zuge-

ordnet sein, so daß jeder Knoten genau einen Partner hat. Die resultierende Verbindung ("Bogen") zwischen zwei Knoten ist mit bestimmten Kosten verbunden. Die resultierenden Gesamtkosten sollten minimal sein. FIG. 3 beschreibt das Zuordnungsproblem in Form einer graphischen Darstellung. Der Pfeil 302 stellt eine mögliche Zuordnung einer Quelle 304 auf der linken Seite zu einer Senke 306 auf der rechten Seite dar. Die Kosten von Zuordnungen sind als Werte 308 der Bögen eingetragen. Das klassische Transportproblem unterscheidet sich von dem Zuordnungsproblem dahingehend, daß ein Knoten auf der linken Seite (nun als "Produzent" bezeichnet) einer beliebigen Anzahl von Knoten auf der rechten Seite (nun als "Verbraucher" bezeichnet) zugeordnet sein kann. Das zu lösende Problem besteht darin, wie zwischen den Knoten eine geeignete Verteilung von Materialien gefunden werden kann, so daß der sogenannte Bestandsbereich maximiert wird. Dies bedeutet, den kleinsten Bestand über alle Knoten und Perioden hinweg zu maximieren. Außerdem soll aus den möglichen Lösungen (Lösungsschar) die Lösung mit den geringsten Transportkosten gewählt werden. Der Lagerbereich eines Lagerhauses ist als die Anzahl nacheinanderfolgender Perioden (einschließlich der gegenwärtigen Periode) definiert, für die der aktuelle Bestand ausreicht. Ein Bereich von 1 bedeutet somit, daß der Bestand exakt den Bedarf einer einzigen, nämlich der gegenwärtigen Periode abdeckt.

Die Entwicklung des Problems, auf die die vorgeschlagenen Algorithmen angewendet werden sollten, wird nun näher beschrieben.

30

DER KLASSISCHE FALL

Im einfachsten Fall betrachte man ein einfaches zweiseitiges Netzwerk mit Produktionsanlagen (PA) auf der einen Seite und Verteilzentren (Verteilzentrum) auf der anderen

Seite. In diesem klassischen Fall erfolgen die Anlieferungen immer von den Anlagen zu den Verteilzentren und nicht in der entgegengesetzten Richtung. Eine PA kann ein beliebiges Verteilzentrum versorgen. FIG. 4 zeigt ein Beispiel mit zwei Anlagen 402, 404 und zwei Zentren 406, 408. Normalerweise wird man wesentlich mehr Verteilzentren als Produktionsanlagen haben.

Eine Produktionsanlage i weist in einer Periode t eine Produktionsrate $p_i(t)$ auf. In einem Verteilzentrum j liegt eine Kundennachfrage von $o_j(t)$ vor. Der anfängliche Bestand aller Anlagen und Zentren beträgt Null. Wenn der Bereich für 1 Periode gesetzt ist (d.h. der Bestand eines Verteilzentrums muß in einer bestimmten Periode nur genau für diese Periode reichen), kommt es zu folgender Situation: Der Bedarf eines Verteilzentrums j in einer Periode t kann durch alle Produktionen abgedeckt werden, die rechtzeitig dem Verteilzentrum angeliefert werden können (das heißt nicht später als Periode t). Um diesen Bedarf abzudecken, könnte deshalb die Produktion aller Anlagen i in allen Perioden $t' \leq t - T_{ij}$ (wobei T_{ij} die Transportzeit ist) verwendet werden. Bei diesem ersten Beispiel sind die Transportzeiten gleichförmig auf eine Periode eingestellt. Beim Transport einer Materialeinheit entstehen Transportkosten C_{ij} . FIG. 5 zeigt in unserem Netzwerk diejenige Situation, bei der das Fenster auf drei nachfolgende Perioden erweitert wird (wodurch in die Netzwerkberechnung die zusätzliche Variable der Zeit eingeführt wird). Die Anzahl der berücksichtigten Perioden wird als der Horizont bezeichnet. Bei diesem neuen Szenarium steht jeder Knoten 502 in der Darstellung nun für eine Tagesproduktion bzw. einen Tagesbedarf. Die Pfeile 504 entsprechen nicht mehr direkt den Transportwegen, sondern entsprechen stattdessen der logischen Zuordnung zwischen einer bestimmten Produktionseinheit und einer bestimmten Bedarfseinheit. Jeder

Bogen kann deshalb durch den Ort der Quelle und des Ziels (i and j) und durch den Anfangs- und Endzeitpunkt (t_i and t_j) eindeutig identifiziert werden. Die Zuordnung einer bestimmten Materialmenge von einem Knoten auf der linken Seite zu einem Knoten auf der rechten Seite wird als der Fluß auf dem Bogen bezeichnet. Dieser Fluß führt zu Kosten in der Höhe der entsprechenden Transportkosten C_{ij} in dem Distributionsnetzwerk.

Wie man sehen kann, ist dies ein klassisches, vereinfachtes Transportproblem, wie es aus Operations Research bekannt ist. Als solches kann es über einen standardmäßigen Ansatz aus Operations Research gelöst werden (beispielsweise über den MODI-Algorithmus, wie er aus dem Stand der Technik bekannt ist). Da der eigentliche Optimierer auf der Ebene des Transportproblems arbeitet, wird das Transportnetzwerk von jetzt ab als das Optimierungsnetzwerk bezeichnet, und der Optimierer wird als der Transportoptimierer bezeichnet. Die Knoten in dem Verteilnetz werden als die Distributionsnetzwerkkn timer bezeichnet, die Knoten in dem Optimierungsnetzwerk als Optimierungsnetzwerkkn timer, wenn auf beide Bezug genommen wird. Die Knoten in dem Optimierungsnetzwerk werden in Quellen und Senken unterteilt.

Dieser besondere Fall eines Distributionsnetzwerks ist einfacher zu behandeln, da hier Produktion und Bedarf des optimierenden Netzes genau denen in dem Distributionsnetzwerk für eine einzelne Periode entsprechen. Wenn der Bereich auf mehrere Zeitperioden vergrößert wird, ist dies nicht mehr der Fall. Die genaue Übertragung dieser Werte aus dem Verteilnetz in das optimierende Netz wird in dem nächsten Abschnitt beschrieben.

VON DEM VERTEILUNGSPROBLEM ZU DEM TRANSPORTPROBLEM IN DEM
KLASSISCHEN FALL.

In dem vorausgegangenen Abschnitt wurde das Verteilungsproblem für einen festgelegten Bereich von einer Periode auf das Transportproblem projiziert. Das Ziel besteht nunmehr darin, die Projektion für jeden möglichen Bereich zu verallgemeinern. Da die Werte der Senken in dem optimierenden Netzwerk bereits um einen Bereich von mehr als einer Periode von dem Bedarf in dem Verteilnetz abweichen und da, die Quellenwerte sich von den Produktionswerten in einem Distributionsnetzwerk unterscheiden können, wird eine weitere Unterscheidung hinsichtlich der Daten des optimierenden Netzwerks spezifisch von den Originaldaten in dem Verteilnetz vorgenommen. Im Weiteren wird bezogen auf das optimierende Netzwerk immer von Angebot und Bedarf gesprochen - die Ausdrücke Produktion und Auftrag beziehen sich immer auf die Werte in dem Verteilnetz. Das Angebot in einer Periode t eines Knotens i in dem optimierenden Netz ist als $s_i(t)$ definiert, und der Bedarf ist als $d_i(t)$ definiert.

Definition des Bereichs der Abdeckung

Der Zielbestand $L_i(t)$ in einer Periode t für einen gegebenen Bereich $R(t)$, ergibt sich aus den Aufträgen der nachfolgenden Perioden (die Einbeziehung des Sicherheitswarenbestand $m_i(t)$ erfolgt hierbei noch nicht):

$$L_i(t) = \sum_{\tau=t+1}^{t+ \lfloor R(t) \rfloor} o_i(\tau) + (R(t) - \lfloor R(t) \rfloor) o_i(t + \lceil R(t) \rceil)$$

Alternative Definition / Verallgemeinerung des Bereichs der Abdeckung

Die allgemeine Aussage über den Bereich der Abdeckung (Lagerreichweite) kann alternativ so geschrieben werden, daß
 5 sie eine Maximierung des Multiplikators des Sicherheitswarenbestands enthält:

$$L_i(t) = o_i(t) + R(t) * \text{Sicherheitswarenbestand}$$

oder allgemein für jede monoton ansteigende Funktion f mit

$$L_i(t) = f(R(t)).$$

10

Der Übersichtlichkeit halber wird im folgenden nur die erstgenannte Definition des Bereichs der Abdeckung betrachtet.

15 Im Fall eines Verteilzentrums hängt der Bedarf $d_i(t)$ von der Differenz des Zielbestands $L_i(t) - L_i(t-1)$ ab, der wiederum von dem Bereich $R(t)$ und dem Kundenauftrag $o_i(t)$ abhängt. Der Bedarf $d_i(t)$ ergibt sich zu:

20 Verteilzentren: $d_i(t) = o_i(t) + L_i(t) - L_i(t-1)$.

[Die Bedingungen: $d_i(t) \geq 0 \Leftrightarrow R(t) \geq R(t-1) - 1$ sollten hierbei erfüllt sein.]

25 Das Angebot $s_i(t)$ einer Anlage entspricht bei diesem einfachen Modell der realen Produktion. Eine Anlage weist normalerweise keinen Eigenbedarf auf, das heißt sie hat keinen Zielbereich, der erreicht werden muß. Das Angebot der Anlage $s_i(t)$ ergibt sich zu:

30

$$s_i(t) = p_i(t)$$

Nun kann das Transportproblem, wie es in dem vorausgegangenen Abschnitt gezeigt ist, definiert werden. In FIG. 5
 35 muß lediglich $p_i(t)$ durch $s_i(t)$ und $o_i(t)$ durch $d_i(t)$ ersetzt werden.

VON DEM VERTEILUNGSPROBLEM ZU DEM TRANSPORTPROBLEM IN DEM ALLGEMEINEN FALL.

Die Modelle zum Projizieren des bisher gezeigten Transportproblems sind auf wesentliche Werte begrenzt. Es wird nun ein Modell erstellt, bei dem Sicherheitswarenbestände und Aufträge mit mehreren Prioritätsklassen berücksichtigt werden:

$$L_i(t) = m_i(t+R(t)) + \sum_{\tau=t+1}^{t+R(t)} \sum_{P \leq P_{\text{prognostiziert}}} o_j^P(\tau)$$

(Verallgemeinerung für nichtganzzahlige $R(t)$ siehe oben)

Anmerkung: Wenn auch Durchgangsfrachten $tr_i(t)$ (festgelegte Anlieferungen) berücksichtigt werden, dann reduziert sich der Bedarf zu:

$$d_i(t) = o_i(t) - tr_i(t) + L_i(t) - L_i(t-1).$$

Immer dann, wenn die Durchgangsfracht groß genug ist, kann dieser Bedarf möglicherweise negativ werden, d.h. dieser Knoten verändert sich zu einem Angebotsknoten mit positivem Angebot:

$$s_i(t) = -(o_i(t) - tr_i(t) + L_i(t) - L_i(t-1)).$$

Das bedeutet, daß immer dann, wenn die festgelegte Anlieferung $tr_i(t)$ groß genug ist, ein Verteilzentrum zu einem bestimmten Zeitpunkt t ein Angebotsknoten (anstelle eines Bedarfsknotens) werden kann. In diesem Fall kann ein derartiges Angebot eines Verteilzentrums i zu einem bestimmten Zeitpunkt t hinsichtlich der Transportzeit einem beliebigen Bedarf eines anderen Knotens zugeordnet werden. Insbesondere die Transportzeit und die Transportkosten für

die zukünftigen Bedarfe des gleichen Verteilzentrums i werden auf Null gesetzt. Zu Beginn des Planungshorizonts $t = 0$ kann der anfängliche Bestand von Verteilzentren durch festgelegte Anlieferungen $tr_i(0)$ modelliert werden.

5 FIG. 6 zeigt ein kleines Netzwerk mit einer Herstellungsanlage 602 und zwei Verteilzentren 604, 606. In dem Verteilzentrum 1 beispielsweise liegt aufgrund eines sehr großen anfänglichen Bestands in Periode 1 ein Überangebot vor. Dies kann nun dem Bedarf der Periode 2 608 oder dem

10 Bedarf des Verteilzentrums 2 zugeordnet werden.

UNTERSCHIEDLICHE TRANSPORTMÖGLICHKEITEN

In dem vorausgegangenen Abschnitt wurde ein sehr einfaches Netzwerk mit nur einem Transportmittel zwischen zwei Knoten berücksichtigt. Es wird nun die Veränderung untersucht, die zu dem Prozeß führt, eine Lösung zu finden, wenn verschiedene Transportverfahren zur Verfügung stehen. Verschiedene Transportverfahren bedeutet nicht notwendigerweise verschiedene Transportmittel, es kann sich auch

15 auf Alternativen bei dem Weg beziehen (beispielsweise für den Fall von Lastwagentransporten). Der längere Weg muß es wert sein, das heißt er ist nur dann sinnvoll, wenn dadurch niedrigere Transportkosten entstehen.

FIG. 7 veranschaulicht ein Distributionsnetzwerk mit mehreren möglichen Mitteln für den Transport wie beispielsweise durch Lastwagen 702 oder durch Flugzeuge 704. Verschiedene Bögen entsprechen in diesem Fall verschiedenen Transportmitteln. Die Strecken sind immer mit den verwendeten Transportmitteln und mit der Zeit 706 des Transports (in Perioden) markiert. In der Darstellung des optimierenden Netzwerks korreliert jeder Bogen mit einer maximalen Transportdauer. Beispielsweise kann für die Zuordnung eines Angebots aus Periode 1 zu einem Bedarf in Periode 2 lediglich ein Transportmittel gewählt werden, das

25

30

zum Transport nicht mehr als eine Periode benötigt. Außerdem ist es sinnvoll, nicht lediglich eine durchführbare Möglichkeit, sondern die beste Möglichkeit zu wählen. Man kann dann die grundlegende Annahme formulieren, daß für
5 den Fall, daß ein langsames Transportmittel gewählt wird, es auch das preiswertere ist. Diese zusätzliche Annahme verändert im Prinzip deshalb nur die Kosten der Zuordnung in dem entsprechenden Transportproblem. Die Verbindung mit dem Transportproblem ist in FIG. 8 gezeigt, in
10 welcher ein Optimierungsnetz dargestellt ist, in dem mehrere Transportarten vorliegen. Die Projizierung der Transportkosten wird durch die verschiedenen genutzten Transportarten erweitert.

15 TRANSPORT ÜBER ZWISCHENLAGEREINRICHTUNGEN.

Im Weiteren wird zunächst der Fall mit nur einer Möglichkeit des Transports für jede direkte Strecke zwischen zwei Knoten betrachtet. Anschließend wird die Veränderung berücksichtigt, die sich ergibt, wenn für eine derartige
20 Strecke mehrere Alternativen zugelassen werden.

ZWISCHENLAGEREINRICHTUNGEN IM FALL EINER MÖGLICHKEIT DES TRANSPORTS PRO STRECKE.

Bisher wurde lediglich ein zweistufiges Distributionsnetzwerk berücksichtigt. Die Verbraucher (in diesem Fall die
25 Verteilzentren) werden von den Herstellungsanlagen direkt beliefert. Oftmals benutzen Distributionsnetzwerke auch zentrale Zwischenlagereinrichtungen. Durch Einführen dieser Einrichtungen können die Transportwege zu den Verteilzentren nun teilweise zusammengebündelt werden. Anlieferungen können ebenfalls gebündelt und somit möglicherweise
30 preiswerter gemacht werden. Das zentrale Lagerhaus funktioniert wie eine Durchgangsstation, um die Anlieferungs-optimierung zu unterstützen. Aus diesem Grund kann die

Produktion der Anlagen den Verteilzentren direkt zugeordnet werden. Für die Dauer des Gesamttransports (über die Zwischenlagereinrichtung) kann die Summe der Transportzeit zu dem zentralen Lagerhaus und von dort zu dem Verteilzentrum verwendet werden. Die Transportzeiten schließen gegebenenfalls bereits die Ein- und Auslagerzeiten mit ein. Da das erfindungsgemäße Verfahren den Bereich der Abdeckungsprofile der Lagerhäuser maximieren soll, sind möglichst frühe Anlieferungen und deshalb kurze Transportzeiten von Vorteil. Aus diesem Grund wird immer der schnellste Weg zwischen zwei Knoten bevorzugt, selbst wenn er nicht notwendigerweise der direkte Weg ist. In der graphischen Darstellung der Transportzeiten ist, um die kürzeste Gesamttransportdauer zwischen zwei beliebig gewählten Knoten zu erhalten, die transitive Hülle der graphischen Darstellung zu berechnen. FIG. 9 zeigt ein Beispiel mit der kürzesten Transportzeit zwischen zwei Knoten, oben ist das gegebene Netz dargestellt, unten die dazugehörige transitive Hülle.

In dem ersten Flußdiagramm 902 sind die verschiedenen Transportstrecken und -zeiten gezeigt. Es dauert drei Perioden, um von Knoten 904 zu Knoten 906 zu kommen. Um allerdings von Knoten 904 durch Knoten 908 zu Knoten 906 zu kommen, dauert es nur zwei Perioden. Unter Berücksichtigung dieser Angaben wird das Flußdiagramm 910 erstellt, das die Mindestzeiten zeigt, die erforderlich sind, um sich zwischen den Knoten zu bewegen.

Wenn die Zeitdauer des schnellsten Wegs auf diese Weise berechnet worden ist, werden dann die damit verbundenen Kosten berechnet. Analog zu den Zeiten setzen sie sich aus der Summe der Kosten für jeden Teil des Wegs zusammen. Gibt es mehrere schnelle Wege, werden die Kosten des effizientesten und/oder günstigsten unter ihnen verwendet.

ZWISCHENSPEICHEREINRICHTUNGEN IM FALL VON ALTERNATIVEN
MÖGLICHKEITEN DES TRANSPORTS FÜR JEDE STRECKE.

Wie oben erläutert, können mit dem erfindungsgemäßen Verfahren auch alternative Bögen in dem Distributionsnetzwerk
5 berücksichtigt werden. Beim Transport über Zwischenknoten stellt sich die Frage, welcher Bogen für die verschiedenen Segmente verwendet werden soll. Wenn alle Kombinationen zugelassen werden, dann ergeben sich bei mehreren Zwischenknoten schnell sehr viele Möglichkeiten des Trans-
10 ports zwischen den Endknoten. Bei näherer Untersuchung allerdings stellt sich heraus, daß nicht jede dieser Bogenkombinationen sinnvoll ist. Zum Beispiel würde man normalerweise nicht in einem ersten Segment eine Expresßverbindung und in einem zweiten Segment eine langsame Verbindung
15 benutzen. Aus diesem Grund ist zur Eingabe der Verbindungen folgendes Verfahren gewählt worden:
Zunächst wird die Anzahl der maximal zulässigen Transportarten in dem Netz spezifiziert. Die Transportarten entsprechen hier verschiedenen Geschwindigkeitsklassen (beispielsweise Normal und Expresß). Wenn nun zwischen zwei
20 Knoten eine direkte Verbindung definiert werden soll, dann gibt man für jede Transportart (d.h. Geschwindigkeit, Klasse, usw.) die Kosten und die Dauer an. Der Optimierer berechnet dann für jede Klasse getrennt den besten Weg,
25 wie in dem letzten Abschnitt beschrieben. Diese Daten werden dann in dem Optimierungsnetzwerk verwendet. Bei Wegen mit mehreren Segmenten werden die Transportarten nicht miteinander vermischt. Wenn dennoch auf einer Strecke nur eine Transportmöglichkeit zugelassen werden soll, dann
30 werden für alle Transportarten die gleichen Daten verwendet. FIG. 10 zeigt ein Beispiel. Die Zeichnung zeigt oben das eingegebene Netzwerk, und unten das daraus durch den Optimierer erstellte Netzwerk. Der Weg 1002 zeigt ein Herstellungszentrum 1004, ein zentrales Lagerhaus 1006 und

ein Verteilzentrum 1008. Er zeigt einen Transportweg 1010 per Zug, der 1 Periode benötigt, Transportweg 1012 per Lastwagen, der 3 Perioden benötigt, Transportwege 1014, 1016 per Flugzeug, die jeweils 1 Periode benötigen. Die Bögen des Normalmodus sind mit Punkten gezeigt, die Bögen der Expreßbetriebsarten sind mit Linien gezeigt. Zwischen den Knoten 1006 und 1008 gibt es nur eine reale Verbindung, nämlich den Transport per Flugzeug. Der Weg 1018 zeigt die von dem Optimierer zwischen dem Herstellungszentrum 1004, dem zentralen Lagerhaus 1006, und dem Verteilzentrum 1008 komprimierten Wege.

UNZULÄSSIGE PERIODEN

Im folgenden wird die Implementierung von unzulässigen Bögen erörtert. Jede Transportverbindung und jeder Distributionsknoten kann mit einer Liste unzulässiger Perioden versehen werden. Unzulässige Perioden sind Zeitfenster wie beispielsweise Feiertage, an denen der Transport ruht oder an denen keine Waren angenommen oder ausgegeben werden können. Es wird an den oben beschriebenen klassischen Fall erinnert, in dem jeder Knoten in dem Optimierungsnetz für einen Ausgangspunkt i , einen Startzeitpunkt t_i , einen Zielort j und eine bestimmte Zielzeit t_j einer bestimmten Materialzuweisung steht. Um Feiertage zu berücksichtigen, wird jeder Bogen soweit in die Zukunft geschoben, bis t_i auf eine zulässige Periode zur Ausgabe von Waren beim Knoten i fällt (das heißt, sowohl zu der Startzeit als auch zu der Zielzeit wird ein gemeinsames Zeitdelta addiert). Danach wird t_j ebenfalls solange verschoben, bis die Summen der zulässigen Transportperioden zwischen t_i und t_j für den entsprechenden Transport ausreichen, und bis t_j auf eine zulässige Periode zur Annahme von Waren beim Knoten j fällt. FIG. 11 zeigt ein optimierendes Netzwerk mit einem Horizont aus sechs Perioden 1102, 1104, 1106, 1108, 1110,

1112. Die Knoten sind mit der Distributionsnetzknottennummer i und der zugehörigen Periodennummer t_i markiert. Die unzulässigen Perioden sind jeweils schraffiert/grau dargestellt. In Periode 2 ist die Warenannahme im Distributionsnetzknotten 1 verboten. Die Warenabgabe ist in Knoten 2 in Periode 5 unzulässig. In Periode 3 1114 ist der Transport unzulässig. Die beschriebene Distribution der unzulässigen Perioden ist natürlich ein Extremfall. In den meisten Fällen wird der Feiertag wenigstens die gleichzeitig warenempfangenden und warenausgebenden Bereiche tangieren.

DIE SUCHE NACH DEM MAXIMALEN BEREICHSPROFIL.

Das Ziel der vorliegenden Erfindung besteht darin, die Verteilzentren der Bedarfsknoten mit dem zur Verfügung stehenden Material derart zu beliefern, daß das Reichweitenprofil des Bestands über alle Lager maximiert wird. Die Aufgabe besteht deshalb darin, eine geeignete Zuordnung von den Angebotsknoten zu den Bedarfsknoten zu finden. Bisher wurde dargestellt, wie eine Zuordnung zu einem gegebenen Bereichsprofil bestimmt wird, welche die oben angeführten Bedingungen erfüllt (minimale Transportkosten, die Feiertage usw. berücksichtigen). Dies geschieht durch die Abbildung eines Transportproblems und Lösung desselben unter Verwendung eines effizienten Transportalgorithmus, beispielsweise des MODI-Algorithmus, der als Grundlage für den von der vorliegenden Erfindung vorgeschlagenen verbesserten Algorithmus dienen kann. Nachfolgend wird das Problem der Maximierung des Bereichs der Abdeckung definiert.

30

MAXIMIERUNG DER REICHWEITENPROFILE BEI ÜBERANGEBOT

Ein Überangebot bedeutet, daß dem geplanten Kundenbedarf vollständig entsprochen werden kann. Somit hat der Transportoptimierer bei dem minimalen Reichweitenprofil von einer Periode über alle Verteilzentren und Zeitpunkte hinweg eine Lösung gefunden. Nun muß das Reichweitenprofil maximiert werden. Auf den ersten Blick besteht die einzige Option darin, mit den gegebenen Möglichkeiten verschiedene Profile auszuprobieren und allmählich auf das Optimum hinzuarbeiten, z. B. durch ein Trial-and-Error-Verfahren. Annahmen hinsichtlich der existierenden Angebots- und Bedarfssituation, die die allgemeine Gültigkeit des Prozesses nicht übermäßig einschränken, können allerdings die Suche stark beschleunigen. Man muß allerdings das Risiko akzeptieren, daß man nicht immer eine optimale Lösung finden kann. Vor einer ausführlicheren Erörterung sollte die Frage beantwortet werden, was unter einem maximalen Reichweitenprofil zu verstehen ist.

20 WIE SIEHT EIN MAXIMALES REICHWEITENPROFIL AUS?

Wenn man die Reichweite aller Verteilzentren in dem Netzwerk beschreiben will, dann ist das Reichweitenprofil jedes einzelnen Verteilzentrums zu beschreiben. Da die erfindungsgemäße Aufgabe allerdings darin besteht, die Reichweiten zwischen den Lägern zu einem gegebenen bestimmten Zeitpunkt soweit wie möglich auszugleichen, reicht es aus, nur von einem globalen Reichweitenprofil zu sprechen, das dann für jedes Verteilzentrum als unterer Grenzwert gültig ist. Genauer gesagt ist das globale Profil $R(t)$ das Minimum für das örtliche Profil $R_i(t)$ über den Knoten i . Die örtlichen Profile können möglicherweise zuweilen über dem globalen Profil liegen; sie können allerdings niemals darunter liegen, d. h. es gilt: $R(t) = \min_i \{R_i(t)\}$.

Wie bisher, wird im Weiteren nur von dem Reichweitenprofil gesprochen (das alle Verteilzentren betrifft). Man würde intuitiv vermuten, daß das maximale Bereichsprofil dasjenige Profil ist, das in jeder Periode maximal ist.

5 Dieses trifft nicht zu. Die maximale Reichweite in einer bestimmten Periode kann sich signifikant von der Reichweite einer anderen vorausgehenden Periode unterscheiden.

FIG. 12 zeigt als Beispiel ein Netzwerk mit zwei Herstellungsanlagen und zwei Verteilzentren. Auf den Bögen

10 sind die entsprechenden Transportzeiten eingetragen. In FIG. 13 sind die zugehörigen Produktions- und Bedarfsprofile gezeigt. Das Beispiel ist gemäß dem einfachen Modell eines Distributionsnetzwerkes aufgebaut und beinhaltet keine Sicherheitswarenbestände, Initiallagerbestände oder

15 feste Zugänge. Alle Bedarfsklassen weisen gleiche Priorität auf, und es gibt nur eine Transportart. Für die folgende Betrachtung des Reichweitenprofils wird immer dieses einfache Modell verwendet. In einer bestimmten Periode ist die maximal mögliche globale Reichweite diejenige Reichweite, die beide Verteilzentren in dieser Periode gleichzeitig erreichen können. In Periode 2 weist die Reichweite einen Wert Drei auf. Dieser Wert wird nur dann erreicht, wenn die Produktion der ersten Periode von Werk 1202 (40 Einheiten) den Verteilzentren zu gleichen Teilen zugeordnet wird. Das Werk 1202 hat keinen Einfluß auf den Bereich

25 in der zweiten Periode, da das Material von diesem Werk 1202 nicht vor der dritten Periode angeliefert werden kann. Bei dieser Zuordnung ergibt sich für das Verteilzentrum 1 in der vierten Periode automatisch eine Reichweite von Eins, da dieses Verteilzentrum von dem Werk 2 erst in der fünften Periode erreicht wird und da die anfängliche Produktion der Herstellungsanlage 1 bereit "aufgebraucht" ist. FIG. 14 zeigt die maximale globale Reichweite für diese erste Zuordnung. Die minimalen Lagerbestände beider

30

Zentren 1206, 1208 zu Beginn jeder Periode sind in Klammern gezeigt. Es ergibt sich immer dann eine unendliche Reichweite, wenn der Lagerbestand mindestens für alle folgenden Perioden ausreicht, da für Perioden jenseits des Horizontes ein Bedarf von null Einheiten angenommen wird.

Will man nun die globale Reichweite in Periode 4 von 1 auf 2 anheben, bietet sich folgende Zuordnung an. Von den in Periode 1 von Werk 1202 produzierten 40 Einheiten werden 30 Einheiten dem Verteilzentrum 1206 und 10 Einheiten dem Verteilzentrum 1208 zugeordnet. Von den 40 Einheiten der ersten Periode in Anlage 1204 ordnet man mindestens 20 Einheiten dem Verteilzentrum 1208 zu. Bei einer geeigneten Verteilung der restlichen Produktion von Anlage 1202 (beispielsweise auf beide Zentren 1206, 1208 in gleichen Teilen) wird die in FIG. 15 gezeigte globale Reichweite erreicht.

Diese Zuordnung hat den zusätzlichen Vorteil, daß das Minimum des globalen Bereichs über alle Perioden von 1 auf 2 angestiegen ist. Dieses Beispiel zeigt, daß es nicht immer günstig ist, bei Beginn die größtmögliche globale Reichweite aufzubauen. Dies verhindert manchmal die Möglichkeit, zu einem späteren Zeitpunkt ein Minimum der globalen Reichweite auszugleichen. Dieser Prozeß des Ausgleichens des Bestands ist in jedem Fall wünschenswert, um ein gutes Gesamtprofil zu erhalten. Die Reichweitenprofile in Fig. 14 und Fig. 15 müssen deshalb so eingestuft werden, daß das Reichweitenprofil in Fig. 15 bei Bewertung sich als besser als das Profil in Fig. 14 herausstellt. Es reicht nicht aus, nur das globale Minimum der Profile zu vergleichen (wie man denken könnte), da die anderen Perioden, bei denen eine Reichweite möglicherweise nur knapp über dem Minimum liegt, bei einem Vergleich nicht berücksichtigt werden. Es wird für das globale Reichweitenprofil deshalb die folgende Ordnung definiert:

Einstufung für das globale Bereichsprofil:

Für zwei globale Bereichsprofile R^1 und R^2 gilt:

$$5 \quad R^1 > R^2 : \Leftrightarrow \min\{R^1(t) \setminus R^1(t) \neq R^2(t)\} > \min\{R^2(t) \setminus R^1(t) \neq R^2(t)\}$$

Für die Vollständigkeit dieser Einstufung ist zu zeigen, daß wenn zwei Elemente nicht verglichen werden können (die Profile weisen bei verschiedenen Punkten das gleiche Minimum auf), es immer ein Element gibt, das größer ist als die beiden anderen Elemente.

DAS MONOTONE REICHWEITENPROFIL

Es ist sehr zeitaufwendig, mit den bekannten Verfahren
 15 (Trial-and-Error-Verfahren) das optimale Reichweitenprofil zu bestimmen, wenn beispielsweise das folgende Verfahren angewandt wird: Beginnend mit einer minimalen gleichmäßigen Reichweite von 1 zu jedem bestimmten Zeitpunkt vergrößert man die Reichweite in Periode 1 um ein kleines Delta
 20 der Reichweite. Wenn eine Lösung gefunden wird, vergrößert man die Reichweite in Periode 2 ebenfalls und so weiter. Nachdem alle Perioden behandelt worden sind, beginnt der Prozeß wieder bei der ersten Periode. Falls die Reichweite in einer bestimmten Periode nicht vergrößert werden kann,
 25 wird diese Periode bei den weiteren Iterationen von den Vergrößerungen ausgenommen. Die zeitliche Komplexität dieses Ansatzes wird durch $O(R_{max}/R_{min} \cdot H)$ Aufrufe des Transportoptimierers begrenzt, was möglicherweise zuviel Zeit in Anspruch nimmt, wobei R_{max} als die optimale Reichweite
 30 definiert ist, der in der Periode auftreten kann; wobei R_{min} als die Präzision bzw. Granularität definiert ist, mit der dieser Bereich bestimmt werden soll, und H für den Horizont steht. In diesem Fall muß der Optimierer immer die Daten des gesamten Horizonts optimieren.

Aus diesem Grund werden erfindungsgemäß zunächst monotone Reichweitenprofile betrachtet. In einem zweiten Schritt wird dieser Ansatz auf nicht monotone Bereiche von Reichweitenprofilen verbessert. Da bei einer monoton steigenden Funktion das Minimum immer am Anfang liegt, ist das Profil, das unter den monoton steigenden Profilen das Maximum ist, das erste (mit dem kleinsten t), das einen größeren Wert als die anderen Profile erreicht. Ein Transportplan, der auf der Grundlage des maximalen monotonen Bereichsprofils berechnet wird, ist sehr gut, doch ist er leider nicht immer optimal. Dies zeigt ein Beispiel. Die Tabelle in FIG. 16 zeigt eine mögliche Situation in einem Distributionsnetzwerk mit einem Werk und zwei Verteilzentren. Die Transportzeit ist gleichmäßig eine Periode.

Das maximale monotone Reichweitenprofil R^M 1602 weist in jeder Periode einen Wert von 1 auf (mit Ausnahme der letzten Periode, da für den Bedarf von Perioden jenseits des Horizonts der Wert 0 angenommen wird), da in Periode 5 kein größerer Bereich möglich ist. Die Tabelle zeigt den Plan, der sich ergibt, wenn in dem Optimierungsnetz das Angebot dem Bedarf zugeordnet wird und wenn die Anlieferung sofort beginnt. Bei Z^M 1604 beispielsweise wird die Produktion von 30 Einheiten in der ersten Periode den ersten drei Bedarfen des Verteilzentrums 1206 (s. Fig. 12) zugeordnet. Wenn alle 3 zugeordneten Anlieferungen sofort beginnen, d. h. in dieser ersten Produktionsperiode, dann findet ein Gesamttransport von 30 Einheiten zu dem Verteilzentrum 1206 statt. Der Transportplan Z^M 1604 reicht für das maximale monotone

Reichweitenprofil aus; er bildet aber eine tatsächliche globale Reichweite (das heißt das Minimum der tatsächlichen Reichweite der Verteilzentren) von R^M , 1606, der kleiner ist als der maximal mögliche Bereich R , 1608 (bei der Zuordnung Z). Mit anderen Worten, der Plan Z^M , 1604 ist für den maximalen monotonen Bereich sehr gut (er ist *monoton-optimal*), ist aber nicht völlig optimal.

Ein optimaler Transportplan für die erste Periode ergibt sich wie folgt: Die Zuordnung von Angebot der ersten Periode sollte keinen negativen Effekt auf den Bereich in sämtlichen Perioden haben. Durch die folgende Annahme kann der Aufwand einer derartigen Suche gemäß diesem Plan wesentlich reduziert werden. Um den monotonen optimalen Transportplan der ersten Periode zu erhalten, reicht es aus, die Suche nach dem maximalen Bereichsprofil auf solche Profile zu beschränken, die nur in dem Anfangsbereich nicht konstant sind, das heißt bei $t \leq \max_{i,j}\{T_{ij}\}$ mit T_{ij} Transportzeit zwischen den Knoten i und j . Man muß das Reichweitenprofil nur bis zu der Periode der maximalen Transportzeit erhöhen; in allen folgenden Perioden kann das Profil einen konstanten Wert aufweisen.

Wenn bei der Bestimmung des Optimierungsnetzwerkes nicht der gesamte Horizont H betrachtet wird, sondern nur die Perioden $t \leq H_{kurz}$ bis zu einem bestimmten Zeitpunkt $H_{kurz} < H$, das heißt wenn bei $t \leq H_{kurz}$ lediglich Angebot $s_i(t)$ und Bedarf $d_i(t)$ berücksichtigt werden, dann liefert das Optimierungsnetzwerk ein maximales Reichweitenprofil R_{max}^{kurz} , das in jeder Periode mindestens so groß ist wie

**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ BLACK BORDERS
- ☐ IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- ☐ FADED TEXT OR DRAWING
- ☐ BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING
- ☐ SKEWED/SLANTED IMAGES
- ☐ COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS
- ☐ GRAY SCALE DOCUMENTS
- ☐ LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT
- ☒ REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY
- ☐ OTHER: _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.